

## 移动 Ad Hoc 网络中基于 ID 的信道预约多址接入协议\*

邢小琴, 刘 凯<sup>+</sup>

(北京航空航天大学 电子信息工程学院,北京 100191)

### ID-Based Channel Reservation Multiple Access for Mobile Ad Hoc Networks

XING Xiao-Qin, LIU Kai<sup>+</sup>

(School of Electronics and Information Engineering, Beihang University, Beijing 100191, China)

+ Corresponding author: E-mail: liuk@buaa.edu.cn

**Xing XQ, Liu K. ID-Based channel reservation multiple access for mobile ad hoc networks. Journal of Software, 2010,21(10):2690–2700.** <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3694.htm>

**Abstract:** A novel ID-based channel reservation (IDBCR) multiple access protocol is presented for efficient channel sharing in ad hoc networks. Its flexibly employs request-to-send (RTS) and clear-to-send (CTS) dialogue on a common channel and selects a conflict-free traffic channel to accomplish the transmission of a data packet, based on an ID-based channel selection scheme. The acknowledgment (ACK) packet for the data packet transmission is replied to the sender over another common channel, which effectively eliminates the influence of an exposed terminal problem. Finally, the comparison of the proposed protocol with the CAM-MAC (cooperative asynchronous multi-channel MAC) protocol is provided, and simulation results show that the proposed protocol outperforms the CAM-MAC protocol on a total channel utilization, average channel utilization, and average packet delay.

**Key words:** mobile ad hoc network; multiple access; channel reservation; collision avoidance

**摘 要:** 为了在移动 ad hoc 网络中有效利用无线信道资源,提出一种基于 ID 的信道预约(ID-based channel reservation,简称 IDBCR)多址接入协议.该协议在公共信道上发送 Request-To-Send/Clear-To-Send(RTS/CTS)分组实现握手,采用基于节点ID的信道选择方案选择无冲突的业务信道传输数据分组,目的节点成功接收完数据分组后在另一个公共信道上回复 acknowledgment(ACK)分组,有效避免了暴露终端问题.最后,仿真实现了 IDBCR 协议,并与 CAM-MAC(cooperative asynchronous multi-channel MAC)多信道协议比较.结果表明,在总信道利用率、平均信道利用率和平均分组延迟性能上,IDBCR 多址接入协议明显优于 CAM-MAC 协议.

**关键词:** 移动 ad hoc 网络;多址接入;信道预约;冲突避免

**中图法分类号:** TP393 **文献标识码:** A

移动 ad hoc 网络是一种由若干移动节点组成的、不需要固定基础设施支撑的自组织网络,其特点在于,可以根据需要及时、快速地组网<sup>[1]</sup>.它的一个关键设计问题是多址接入,也就是多个用户共享公共信道资源的方

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60532030 (国家自然科学基金); the National Outstanding Youth Science Foundation of China under Grant No.60625102 (国家杰出青年科学基金); the “New Star in Blue Sky” Program of Beihang University of China under Grant No.221235 (北京航空航天大学“蓝天新星”计划)

Received 2008-07-22; Revised 2008-11-10; Accepted 2009-07-06

式.目前,为解决移动 ad hoc 网络中多个用户共享公共信道资源的问题提出了许多多址接入协议<sup>[2,3]</sup>,这些协议大多采用随机接入方式或者随机接入方式与其他接入方式相结合的混合方式.典型的纯随机接入方式是 IEEE 802.11 MAC 协议中的 RTS/CTS(request-to-send/clear-to-send)模式<sup>[4]</sup>,协议采用 RTS/CTS 握手方式将由隐藏终端<sup>[2]</sup>引起的数据分组上较长的冲突时间缩小到较短的 RTS/CTS 分组传输时间上.依据用户妥善安排的多址接入协议<sup>[5]</sup>采用混合接入方式.在 UPMA(user-dependent perfect-scheduling multiple access)协议中,处于活动态的节点在中心接入节点或群首的帮助下,无冲突地随机竞争接入信道并获取轮询服务.不过,这类协议需要根据分群算法<sup>[6]</sup>,事先通过信息交互选择群首,并且群首的业务传输太多,携带的能量会很快耗尽,因此不能有效适用于移动 ad hoc 网络.空基通信网络中使用的甚高频数据链模式 4 采用自组织时分多址接入(self-organized time division multiple access,简称 STDMA)协议<sup>[7]</sup>,可以支持空中节点之间以及空中节点与地面节点之间的通信.但是它需要依靠全球卫星导航系统(global navigation satellite system,简称 GNSS)来达到严格的时间同步,这极大地增加了系统的复杂度.并且,由于传输业务的突发性,移动节点不能立即使用新释放的时隙.此外,那些基于随机预约按需服务的冲突避免方式在高业务情况下,由于存在大量的预约冲突而不适用于目前高负荷和大量移动节点的网络情况.即使在 RTS/CTS 握手成功的情况下,由于节点的移动性和隐藏终端的存在,新到达的节点也可能会导致分组冲突.由控制分组和 ACK 分组的使用带来的暴露终端<sup>[2]</sup>问题也造成了严重的无线资源浪费.

事实证明,采用多信道传输的方式,使得具有突发性业务的移动节点能够更有效地使用信道资源.通常,多信道多址接入协议可以分为以下 4 类:公共跳序列类协议、接收跳序列类协议、分时类协议和专用控制信道类协议<sup>[8]</sup>.其中,使用专用控制信道类协议更有利于信道资源的有效利用.在前两类采用跳频序列的协议中,所有节点根据公共跳频序列跳到当前信道上,握手成功后开始传输数据分组<sup>[9]</sup>;或者每个节点拥有专用的跳频序列,有数据分组发送的节点跳到接收节点所在的信道上先进行握手,再传输数据分组<sup>[10]</sup>.在分时类协议<sup>[11,12]</sup>中,时间被分割成长度相同的连续的帧,每一帧又分成竞争期和数据传输期.有数据分组发送的节点在竞争期发送控制分组竞争信道,获得业务信道的使用权,在数据传输期到相应的业务信道上发送/接收数据分组,这类协议在竞争期中不支持数据分组传输.上述 3 类协议都需要时间同步,而这对于具有分布式和多跳特性的无线移动 ad hoc 网络而言是十分困难的.

动态信道分配(dynamic channel allocation,简称 DCA)MAC 协议<sup>[13]</sup>是典型的采用专用控制信道的多址接入协议.在 DCA 协议中,无线信道资源被划分成 1 个公共信道和  $N$  个业务信道.有数据分组发送的节点根据信道使用表中业务信道的状态信息随机选择空闲的业务信道,并在控制信道上发送 RTS/CTS 分组握手预约信道,预约成功的节点对转移到相应的业务信道上接收/发送数据分组.为了获得准确的业务信道信息,协议中每个节点要有两部工作在半双工模式的无线收/发机.

在协同异步多信道 MAC(CAM-MAC)<sup>[14]</sup>协议中,节点在没有数据分组接收/发送时,通过侦听公共信道获得各业务信道的状态信息,并采用空闲节点协作机制实现相邻节点间的信息共享.该协议中,在专用控制信道上采用 PRA-PRB-CFA-CFB(INV)4 握手的方式进行信道预约,空闲节点发送 INVs(Invalid)分组帮助相邻通信节点对选择信道,而这两种方式都会导致控制信道上严重的拥塞和竞争冲突.另外,无论是 DCA 还是 CAM-MAC 协议,都没有解决暴露终端问题.

为了解决这些问题,有效利用无线资源,本文提出了一种新的适用于移动 ad hoc 网络的多址接入协议,即基于 ID 的信道预约多址接入协议.

本文第 1 节介绍多跳移动 ad hoc 网络的网络模型,第 2 节详细描述 IDBCR(ID-based channel reservation)多址接入协议,第 3 节在 OPNET 网络仿真环境下仿真实现 IDBCR 多址接入协议,与不同信道选择方案、不同 ACK 分组传输策略情况下的 IDBCR 多址接入协议比较,验证所提出方案的有效性.与其他相关的多信道协议,如 CAM-MAC(cooperative asynchronous multi-channel MAC)协议相比,证明 IDBCR 协议具有较好的多址性能.第 4 节总结全文.

## 1 网络模型

网络中各节点仅有一部工作在半双工模式的无线收/发信机,且拥有一个互不相同的身份号(ID).无线信道资源被分成若干份,总信道数记为  $N_{CH}$ .其中,两个为公共信道(分别为  $CCH_1$  和  $CCH_2$ )用来传输控制分组(RTS 分组、CTS 分组)和 ACK 分组,其余为业务信道( $TCH_i$ )用来传输业务分组.每个节点维护一个信道使用表用来记录各业务信道的状态(忙/闲)和必要的参数(比如信道忙状态的结束时间等).假定 RTS/CTS 分组中包含目的节点和发送节点的 ID 号.节点在不接收或发送任何分组时侦听公共信道  $CCH_1$ ,并将侦听到的各业务信道的使用情况记录到信道使用表中.

忽略事件处理过程所花费的时间,假设节点接收到分组后无延迟地立即回复相应的分组.用  $t_p$  表示传播时延, $t_{rt}$  表示收发转换时间,那么发送节点发出最后一个比特到目的节点发送回复分组的第 1 个比特的时间间隔为  $\tau$ ,且  $\tau=t_p+t_{rt}$ .本文只考虑 MAC 协议性能,故可假定分组接收失败只由多个分组在同一个信道上同时传输时因分组发送重叠引起,而不是由信道错误引起.

一般来说,由于 RTS/CTS 分组中包含收发双方节点的 ID,因此,各节点通过侦听公共信道  $CCH_1$  上传输的 RTS/CTS 分组也可以获得各自的一跳、两跳节点信息.在多跳移动 ad hoc 网络中,由于无线通信距离受限,自组网内节点间的通信往往需要借助其他节点中继转发才能实现,形成多跳通信路径.通常情况下,我们把直接通信可达的情况称为一跳通信,需要一个中间节点中继转发才可通信的情况称为两跳可达或两跳通信.以此类推,需要  $(k-1)$  个中间节点中继转发才可通信的情况称为  $k$  跳可达或  $k$  跳通信.

## 2 IDBCR 多址接入协议

### 2.1 基本协议描述

在 IDBCR 协议中,若节点 A 有业务分组要发送给节点 B,节点 A 首先侦听公共信道  $CCH_1$ ,如果信道忙,则等待直到信道空闲;如果信道空闲,则随机等待一个时间间隔(如图 1 中所示的竞争窗),此后,若信道仍然空闲,则发送 RTS 分组,并在 RTS 分组中指定一个空闲的业务信道  $TCH_i$ ,业务信道的选择采用基于 ID 的信道选择方案(见第 2.3 节).节点 B 成功接收完 RTS 分组并通过核查自己的信道使用表,证实其中指定的业务信道可用,则在公共信道  $CCH_1$  上回复 CTS 分组.节点 A 收到 CTS 分组后,在选定的业务信道  $TCH_i$  上传输数据分组.节点 B 成功接收完数据分组后,在公共信道  $CCH_2$  上回复 ACK 分组.图 1 为 IDBCR 协议的基本原理图.

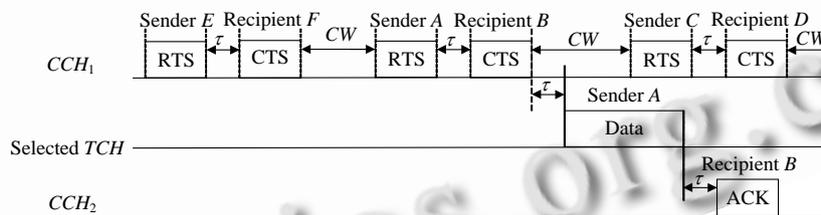


Fig.1 Principle of IDBCR MAC protocol

图 1 IDBCR 协议的基本原理

### 2.2 信道使用表

网络中,每个节点维护自己的信道使用表,以便记录各个业务信道的状态,并以此作为通信节点对选择信道的依据.信道使用表中所记录的信息包括该业务信道当前的状态(忙/闲)、信道忙状态的结束时间、正在使用该信道的发送节点、目的节点的 ID 及该信息的来源为 RTS 分组或者 CTS 分组.

节点处于空闲状态(没有数据分组接收或发送)时,侦听公共信道  $CCH_1$ ,通过侦听到的 RTS/CTS 分组信息,更新信道使用表中相应业务信道的各状态参数.如果节点侦听到 RTS 分组,先判断其中的目的节点是否与自己

相距一跳,若是,则暂不记录信道信息,等侦听到相应的 CTS 分组后再记录信道信息;若收到 CTS 分组或者 RTS 分组中的目的节点与自身节点相距两跳或以上,则及时记录信息到信道使用表上。

### 2.3 基于节点ID的信道选择方案

假设节点  $A$  与节点  $B$  正在通信(传输的信息可能为 RTS 分组、CTS 分组、数据分组或 ACK 分组),节点  $C$  或  $D$  在节点  $A$  或  $B$  的一跳范围内.若节点  $C$  有数据分组要发送给节点  $D$ ,则此时可供节点  $C$  选择的业务信道有 3 种类型,分别为默认信道、未使用信道和无冲突信道。

通信节点对  $C$  和  $D$  的默认信道记为第  $j$  个业务信道  $TCH_j$ ,其中, $j=[(ID_C+ID_D)/2] \bmod (N_{CH}-2)$ .同样地,通信节点对  $A$  和  $B$  的默认信道记为第  $i$  个业务信道  $TCH_i$ ,其中, $i=[(ID_A+ID_B)/2] \bmod (N_{CH}-2)$ . $\bmod$  表示求余运算。

节点  $C$  知道自己的邻节点和两跳可达节点内(节点  $D$  和自身节点除外)的任何一个可能的通信节点对(假设节点  $X$  和节点  $Y$ ),以及  $X$  和  $Y$  的默认信道  $TCH_k$ ,其中, $k=[(ID_X+ID_Y)/2] \bmod (N_{CH}-2)$ .用  $\Phi_{TCH}$  表示所有的业务信道集合,用  $\Phi$  相邻表示所有可能的  $X$  和  $Y$  的默认信道集合,则未使用信道集合为  $\Phi_{未用}=\Phi_{TCH}-\Phi_{相邻}$ .

相对于已经存在的通信节点对  $A$  和  $B$ ,通信节点对  $C$  和  $D$  的无冲突信道为  $TCH_{CF_1}, TCH_{CF_2}, TCH_{CF_3}$  和  $TCH_{CF_4}$ .其中, $CF_1, CF_2, CF_3$  和  $CF_4$  分别为

$$\begin{aligned} CF_1 &= [(ID_A+ID_C)/2] \bmod (N_{CH}-2), & CF_2 &= [(ID_B+ID_C)/2] \bmod (N_{CH}-2), \\ CF_3 &= [(ID_A+ID_D)/2] \bmod (N_{CH}-2), & CF_4 &= [(ID_B+ID_D)/2] \bmod (N_{CH}-2). \end{aligned}$$

从前面对默认信道和未使用信道的定义中可以看出,对于节点  $C$  的两跳范围内节点而言,若上述  $CF_i$  计算式中的两个 ID 对应的节点相距一跳(显然,此时相互之间并不存在通信),那么  $CF_i \in \Phi_{相邻}$ ,且若无特殊情况(信道被  $A, B, C, D$  以外的通信节点对占用),序号为  $CF_i$  的信道应该是空闲的;若  $CF_i$  计算式中的两个 ID 对应的节点不是相距一跳,则必有  $CF_i \in \Phi_{未用}$ ,这种情况在前面已做处理,这里可同样予以排除.也就是说,当通信节点对  $A$  和  $B$ 、通信节点对  $C$  和  $D$  独立传输信息时,若没有特殊情况,任何一对都不会使用这些信道.因此,在这些信道上传输是没有冲突发生的。

综上所述,当节点  $A$  和节点  $B$  已经开始传输信息时,相邻节点  $C$  有数据分组要发送给节点  $D$ ,则可以按照以下规则选择无冲突的业务信道:

- 第 1 步. 若通信节点对  $C$  和  $D$  的默认信道空闲,则首选默认信道;
- 第 2 步. 若默认信道不可用,则选择可用的未使用信道;
- 第 3 步. 若前两种信道都不可用且无冲突信道存在,则依次选择可用的无冲突信道  $TCH_{CF_1}, TCH_{CF_2}, TCH_{CF_3}$  或  $TCH_{CF_4}$ ;
- 第 4 步. 若仍无可用的业务信道,则节点  $C$  放弃发送信息给节点  $D$ ,以避免与通信节点对  $A$  和  $B$  发生冲突,并退避相应时间后重新接入信道。

另外,根据信道使用表中的信道信息判断业务信道是否空闲时,有以下两个准则:(1) 查看业务信道的状态是否空闲;(2) 判断相邻通信节点对是否可同时使用相同的业务信道传输数据分组(具体判断方法见第 2.5 节)。

### 2.4 $CCH_1, CCH_2$ 传输速率分配

为了避免暴露终端带来的资源浪费问题,在 IDBCR 协议中,除业务信道以外,另分配两个公共信道  $CCH_1$  和  $CCH_2$ ,如图 1 所示.其中公共信道  $CCH_1$  用来传输 RTS/CTS 分组预约业务信道,公共信道  $CCH_2$  用于传输 ACK 分组.如果用  $R_{b-CCH_1}, R_{b-CCH_2}$  和  $R_{b-TCH}$  分别表示信道  $CCH_1, CCH_2$  和业务信道的传输速率,则有以下关系:  
 ①  $R_{b-CCH_1} + R_{b-CCH_2} = R_{b-TCH}$ .协议中,假设控制分组(RTS 分组、CTS 分组)、数据分组和 ACK 分组的大小都固定不变,分别用  $L_{RTS}, L_{CTS}, L_{DATA}$  和  $L_{ACK}$  表示.那么,从图 2 中可以看出,相邻通信节点对通信时,为保证  $CCH_2$  上 ACK 分组的无冲突传输,必有 ②  $T_C \geq T_A$ . 又 ③  $T_C = \frac{L_{RTS} + L_{CTS}}{R_{b-CCH_1}}$ , ④  $T_A = \frac{L_{ACK}}{R_{b-CCH_2}}$ , 由关系 ①~关系 ④ 可得  $R_{b-CCH_1}$  和  $R_{b-CCH_2}$  的取值范围分别为

$$\frac{R_{b-CCH_1}}{R_{b-CCH_2}} \leq \frac{L_{RTS} + L_{CTS}}{L_{ACK}} \tag{1}$$

$$R_{b-CCH_1} \leq \frac{L_{RTS} + L_{CTS}}{(L_{RTS} + L_{CTS}) + L_{ACK}} \times R_{b-TCH} \tag{2}$$

$$R_{b-CCH_1} \geq \frac{L_{ACK}}{(L_{RTS} + L_{CTS}) + L_{ACK}} \times R_{b-TCH} \tag{3}$$

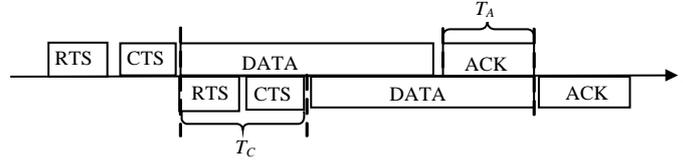


Fig.2 Packets transmission of two neighboring communication pairs

图 2 相邻通信节点对分组传输

2.5 冲突避免特性

在多跳通信网络中,如果一个通信节点对中的每一个节点与另一个通信节点对中的所有节点至少相距两跳远,那么这两个通信节点对即使同时使用同一个业务信道传输数据分组,也不会发生冲突.

采用多信道方式平衡业务传输,可以避免大部分由单信道传输引起的冲突,网络内的节点对可以在无冲突的情况下充分利用多个业务信道.如图 3 所示,如果采用单信道传输,由于  $t_p$  和  $t_{rt}$  的存在,处于隐藏终端的节点 C 可能在时间  $(t_p+t_{rt})$  内,因为未来得及侦听到节点 B 发送的 CTS 分组而判断信道空闲,发送自己的 RTS 分组给节点 D.这两个相邻通信节点对一旦握手成功,节点 C 和节点 A 将在同一个业务信道上同时发送数据分组,在节点 B 处发生冲突,导致节点 B 接收节点 A 发送的数据分组失败.也就是说,在单信道传输中,即使收/发双方节点握手成功,仍然可能会发生数据分组传输冲突,可靠性低.而在 IDBCR 协议中采用多信道传输方式,在公共信道上发送 RTS/CTS 分组实现握手,收/发双方节点只要握手成功,数据分组将在指定的业务信道上实现无冲突传输.

在多信道接入协议<sup>[13,14]</sup>中,一般地,ACK 分组和数据分组在同一个业务信道上传输.而在本协议中,ACK 分组的传输不采用传输数据分组的业务信道,而在专用的公共信道  $CCH_2$  上进行,有效地避免了前者因为 CTS 分组和 ACK 分组传输带来的暴露终端问题.在图 4 中,节点 F 与节点 E、节点 G 相距一跳,节点 G 与节点 F、节点 H 相距一跳,并且节点 E、节点 G 相距两跳,节点 F、节点 H 相距两跳.图 5(a)为在一般情况下,因为暴露终端 G 的分组发送而引起的相邻通信节点 F 接收 ACK 分组冲突示意图,图 5(b)为在 IDBCR 协议中,对图 5(a)中分组冲突的有效解决方案;图 5(c)为在一般情况下,暴露终端 G 接收数据分组冲突示意图,图 5(d)为在 IDBCR 协议中,对图 5(c)中分组冲突的有效解决方案.

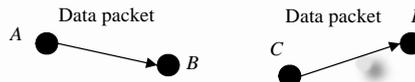


Fig.3 Hiding terminal problem

图 3 隐藏终端问题



Fig.4 Exposed terminal problem

图 4 暴露终端问题

如图 4 中实线所示,当节点 F 有数据分组要发送给节点 E、节点 G 有数据分组要发送给节点 H 时,节点 G 和节点 F 互为发送型暴露终端,并且都是由节点 F 或节点 G 发送的 RTS 分组引起的暴露终端.如果通信节点对 F 和 E、通信节点对 G 和 H 使用相同的业务信道  $TCH_i$  传输数据分组,且 ACK 分组和数据分组都在业务信道上传输,则会发生冲突:节点 F 向节点 E、节点 G 向节点 H 同时发送数据分组(其中,节点 F、节点 E 先于节点 G、节点 H 接入成功),当节点 F 发送完数据分组后在业务信道上接收 ACK 分组时,节点 G 还在向节点 H 发送数据分组,在节点 F 处将发生冲突,导致节点 F 接收 ACK 分组失败,如图 5(a)所示.而在 IDBCR 协议中,ACK 分组传输与数据分组传输分开,节点 F 将在  $CCH_2$  上接收 ACK 分组,从而避免了上述冲突,如图 5(b)所示.

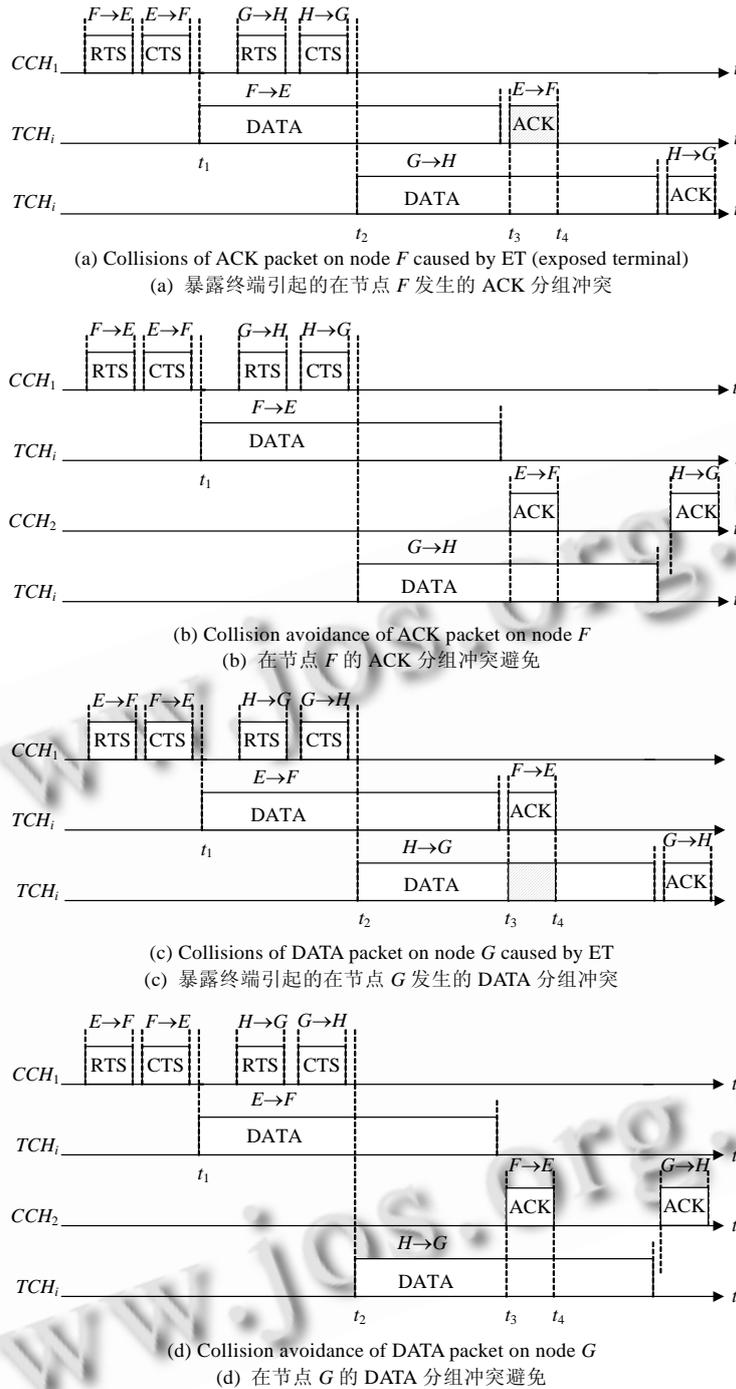


Fig.5 Packet collisions caused by ET and related collision avoidance

图 5 暴露终端引起的分组冲突及相关冲突避免

同理,如图 4 中虚线所示,当节点  $E$  有数据分组要发送给节点  $F$ 、节点  $H$  有数据分组要发送给节点  $G$  时,节点  $G$  和节点  $F$  互为接收型暴露终端,并且都是由节点  $F$  或节点  $G$  发送的 CTS 分组引起的暴露终端.如果通信节点对  $E, F$  和通信节点对  $H, G$  使用相同的业务信道  $TCH_i$  传输数据分组,且 ACK 分组和数据分组都在业务信

道上传输,则会发生冲突:节点  $E$  向节点  $F$ 、节点  $H$  向节点  $G$  同时发送数据分组(其中,节点  $E$ 、节点  $F$  先于节点  $H$ 、节点  $G$  接入成功),而在节点  $F$  接收完数据分组开始发送 ACK 分组时,节点  $G$  仍在接收节点  $H$  发送的数据分组,在节点  $G$  处将发生冲突导致节点  $G$  接收数据分组失败,如图 5(c)所示.而在 IDBCR 协议中,ACK 分组传输与数据分组传输分开,节点  $F$  将在  $CCH_2$  上发送 ACK 分组,从而避免了上述冲突,如图 5(d)所示.

另外,协议中假定控制分组(RTS 分组、CTS 分组)、ACK 分组和数据分组大小均固定不变,并且相邻节点在同一个公共信道  $CCH_1$  上竞争接入信道.那么,只要 RTS/CTS 握手成功(相邻的通信节点对之间开始通信的时间必然会存在差值),之后的数据分组和 ACK 分组都将会无冲突传输.

综上所述,ACK 分组与数据分组传输分开,而在  $CCH_2$  上进行的情况下,相邻通信节点对(如图 4 所示中的通信节点对  $E,F$  和通信节点对  $G,H$ )即使同时使用同一个业务信道传输数据分组,也不会发生冲突,业务信道的空分复用极大地提高了信道利用率.

### 3 性能评估

本文利用网络仿真工具 OPNET 对 IDBCR 多址接入协议进行了仿真建模.OPNET Modeler 采用 3 层建模机制,最高层为网络模型,描述系统的拓扑结构;其次是节点模型,反映设备特性;最低层是进程模型,以有限状态机(finite state machine,简称 FSM)来描述协议.3 层模型和实际的网络、设备、协议层次完全对应,全面反映了网络的相关特性.

仿真实验中考虑 50 个节点均匀分布在  $1000 \times 1000(m^2)$  的区域内,节点通信范围为 200m,在相同场景下,随机产生 10 个不同的拓扑结构,将不同拓扑结构下运行仿真获得的结果求平均作为最终的仿真结果.

为了验证 IDBCR 协议的有效性,同时还仿真了相关的 IDBCR-S1, IDBCR-S2 和 IDBCR-C1 协议.其中:在 IDBCR-S1 协议中,通信节点对只选择可用的默认信道传输数据分组;在 IDBCR-S2 协议中,通信节点对随机选择一个空闲的业务信道传输数据分组;而在 IDBCR-C1 协议中,只有一个专用公共信道  $CCH_1$ .也就是说,ACK 分组的传输将在所选择的业务信道上进行(注:在 IDBCR-S1, IDBCR-S2 和 IDBCR-C1 协议中,除以上指定部分外,其余部分均与 IDBCR 协议相同).最后还仿真实现了 CAM-MAC 协议,并与 IDBCR 多址接入协议进行了比较.

#### 3.1 仿真参数

IDBCR 协议及相关的 IDBCR-S1, IDBCR-S2 和 IDBCR-C1 协议中各分组长度依次记为  $L_{PKT}, L_{RTS}, L_{CTS}$  和  $L_{ACK}$ ,数据传输速率为  $R_b$ ,各分组传输时间记为  $t_{PKT}, t_{RTS}, t_{CTS}$  和  $t_{ACK}$ .同样地, CAM-MAC 协议中各分组长度分别记为  $L_{PKT}, L_{PRA}, L_{PRB}, L_{INV}, L_{CFA}, L_{CFB}, L_{NCF}$  和  $L_{ACK}$ ,数据传输速率为  $R_b$ ,各分组传输时间记为  $t_{PKT}, t_{PRA}, t_{PRB}, t_{INV}, t_{CFA}, t_{CFB}, t_{NCF}$  和  $t_{ACK}$ .各分组长度取值参考 CAM-MAC 协议.在此基础上,由公式(1)~公式(3)可以得出  $CCH_1$  和  $CCH_2$  传输速率最佳比值为 3:1.协议的详细参数值设置见表 1 和表 2.每个节点数据分组的产生服从 Poisson 过程,用  $\lambda$  表示每秒种到达每个节点的数据分组的平均个数.那么,业务量 Offered Load =  $N_{node} \times t_{PKT} \times \lambda$ ,表示单位时间内所有节点产生的总的业务需求.

Table 1 Parameters for IDBCR MAC protocol

表 1 IDBCR 及相关协议的仿真参数

$N$	$R$ (km)	$R_b$ (Mbps) on $CCH_1$	$R_b$ (Mbps) on $CCH_2$	$R_b$ (Mbps) on $TCH$	$L_{RTS}, L_{CTS}$ (bit)	$L_{PKT}$ (bit)	$L_{ACK}$ (bit)
50	0.2	0.75	0.25	1	162	4 000	105

Table 2 Parameters for CAM-MAC protocol

表 2 CAM-MAC 协议的仿真参数

$N$	$R$ (km)	$R_b$ (Mbps) on $CCH$ & $TCH$	$L_{PRA}, L_{PRB}$ (bit)	$L_{INV}$ (bit)	$L_{CFA}, L_{CFB}$ (bit)	$L_{NCF}, L_{ACK}$ (bit)	$L_{PKT}$ (bit)
50	0.2	1	169	177	81	65	4 000

仿真中主要考虑 3 个性能指标:总信道利用率(total channel utilization,简称 TCU)、平均信道利用率(average channel utilization,简称 ACU)和平均分组延迟(average packet delay,简称 APD).具体定义如下:

$$TCU = \frac{t_{PKT} \times N_{received\_packet}}{t_{simulation}}, ACU = \frac{t_{PKT} \times N_{received\_packet}}{t_{simulation} \times N_{CH}}, APD = \frac{\sum_{i=1}^{N_{received\_packet}} D_i}{N_{received\_packet}}$$

其中,  $t_{PKT}$  表示传输一个数据分组需要的时间,  $N_{received\_packet}$  表示仿真时间内成功接收到的数据分组个数,  $t_{simulation}$  表示总的仿真时间,  $D_i$  表示接收到的第  $i$  个分组的延迟时间.

### 3.2 不同信道选择方案下的性能比较

图 6~图 8 为 IDBCR 多址接入协议与 IDBCR-S1, IDBCR-S2 协议在不同业务信道  $N_{TCH}=2,3,4,6$  的条件下, 总信道利用率、平均信道利用率和平均分组延迟随业务量的增大而变化的曲线.

从图中可以看出, 在  $N_{TCH}$  一定的情况下, 当业务量较小时, 无线信道资源尚能满足业务传输需求, 信道利用率呈线性增长, 分组延迟很小; 随着业务量的增大, 无线信道资源的利用也随之增加, 有数据分组发送的节点开始在公共信道上竞争预约业务信道, 信道利用率增长趋势变缓; 当网络总业务量增大到某个点时(如图中的 20~25), 信道利用率最大. 此时,  $CCH_1$  上所能分配的业务量最大, 无线资源的使用也达到最大; 此后, 业务量再增大, 信道利用率将不再随之增加. 由于有更多的节点参与争夺有限的无线信道资源, 因而分组延迟开始急剧增加, 呈指数上升.

由图 7 还可以看出, 在相同业务量条件下, 随着  $N_{TCH}$  的增加, 平均信道利用率呈下降趋势. 其原因在于,  $CCH_1$  达到饱和后, 所能分配的业务量一定,  $N_{TCH}$  越大, 则平均到每个信道上的业务量减少, 因而平均信道利用率降低. 在本次仿真场景中, 平均邻节点数为 5 个. 也就是说, 3 个相邻通信节点对同时通信, 最多需要 2 个业务信道.

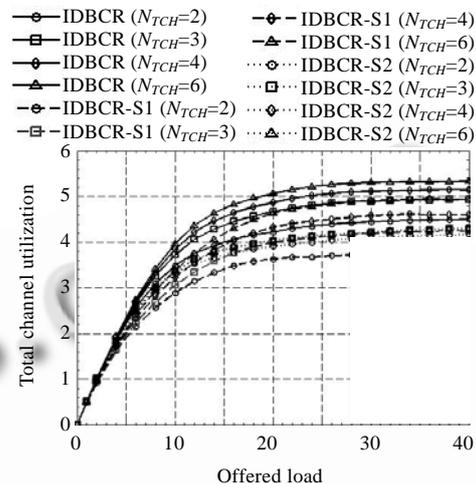


Fig.6 Compared with IDBCR-S1/S2 on TCU  
图 6 与 IDBCR-S1/S2 协议在 TCU 上的比较

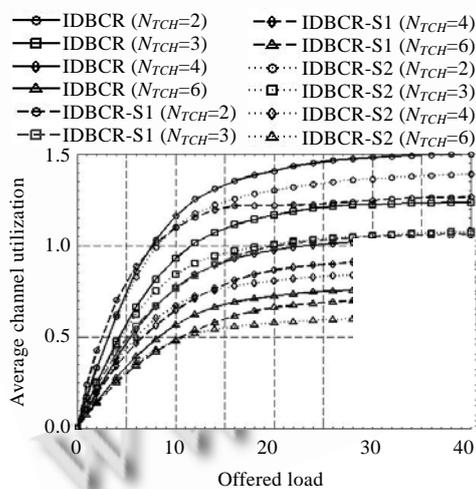


Fig.7 Compared with IDBCR-S1/S2 on ACU  
图 7 与 IDBCR-S1/S2 协议在 ACU 上的比较

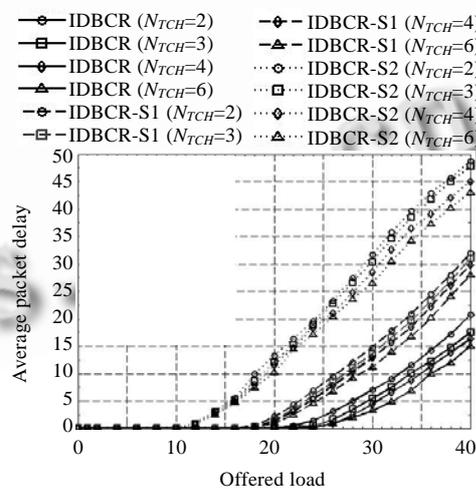


Fig.8 Compared with IDBCR-S1/S2 on APD  
图 8 与 IDBCR-S1/S2 协议在 APD 上的比较

明显地, 与 IDBCR-S1 和 IDBCR-S2 协议相比, IDBCR 多址接入协议性能显然优于前两个协议. 具体表现是: 在相同条件下, 有更高的信道利用率和更低的平均分组延迟. 这是因为, 在 IDBCR-S1 和 IDBCR-S2 协议中, 有数

据分组要发送的通信节点对要么只选择默认信道,要么随机选择空闲的业务信道,造成大量可用信道资源的浪费,尤其是在业务信道很多的情况下.另外,当  $N_{TCH}$  大于 2 时,随着总的无线资源的增加,IDBCR 多址接入协议的总信道利用率仍有较大的增长,但 IDBCR-S2 协议的总信道利用率几乎不再增长.仿真结果表明,本文提出的信道选择方案更有利于合理、充分地利用无线信道资源.

### 3.3 不同ACK传输策略下的性能比较

图 9~图 11 为 IDBCR 多址接入协议在不同  $N_{TCH}$  情况下,与 IDBCR-C1 协议在总信道利用率、平均信道利用率和平均分组延迟上的比较.明显地,在相同  $N_{TCH}$  和相同业务量条件下, IDBCR 多址接入协议在各性能指标上都优于 IDBCR-C1 协议.这是因为 ACK 分组传输与数据分组传输分开,而在  $CCH_2$  上进行的方式,不仅避免了数据分组和 ACK 分组的冲突,更重要的是它有效地解决了暴露终端带来的资源浪费问题,使得两跳内的相邻通信节点对也可以同时使用相同的业务信道传输数据分组,从而大大提高了信道利用率.具体的场景及冲突避免特性如图 4 和图 5(a)~图 5(d)所示.

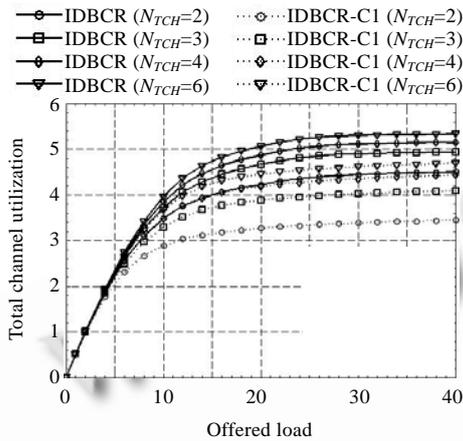


Fig.9 Compared with IDBCR-C1 on TCU  
图 9 与 IDBCR-C1 协议在 TCU 上的比较

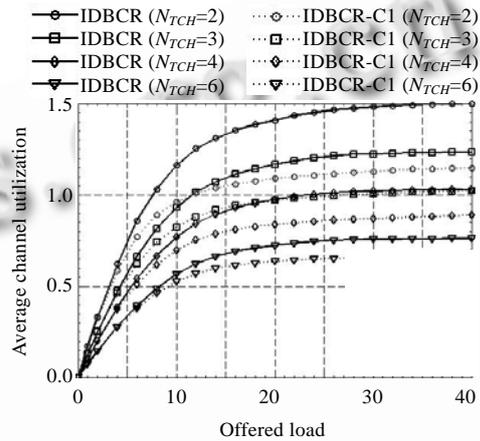


Fig.10 Compared with IDBCR-C1 on ACU  
图 10 与 IDBCR-C1 协议在 ACU 上的比较

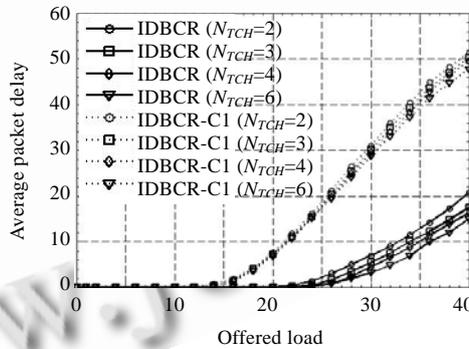


Fig.11 Compared with IDBCR-C1 on APD  
图 11 与 IDBCR-C1 协议在 APD 上的比较

### 3.4 与CAM-MAC多信道协议的比较

图 12~图 14 为 IDBCR 多址接入协议在不同  $N_{TCH}$  条件下,与 CAM-MAC 协议在总信道利用率、平均信道利用率和平均分组延迟上的比较.可以看出,在相同  $N_{TCH}$  条件下,与 CAM-MAC 协议相比, IDBCR 协议的总信道

利用率和平均信道利用率显著地要高一些,平均分组延迟也相对较低.其原因有两点:(1) IDBCR 协议采用简单的 RTS/CTS 分组握手实现信道预约,而 CAM-MAC 协议采用 PRA-PRB-CFA-CFB(-INV)4 握手的方式预约信道,并且空闲节点发送 INV 分组辅助相邻通信节点对选择信道,极大地增加了控制开销,使控制信道更快地达到饱和;(2) 在 IDBCR 多址接入协议中,ACK 分组在  $CCH_2$  上传输的方式能够有效避免暴露终端问题,从而增加了业务信道的空分复用.如图 4 和图 5(a)~图 5(d)中所示,两跳内的相邻通信节点对  $E,F$  和  $G,H$  可以同时使用相同的业务信道传输数据分组而不会发生冲突.

另外,得益于好的冲突避免特性和合理有效的信道选择方案,在高业务量条件下,IDBCR 协议的性能保持稳定,总信道利用率几乎没有发生变化.而此时,CAM-MAC 协议总信道利用率却呈衰减趋势.

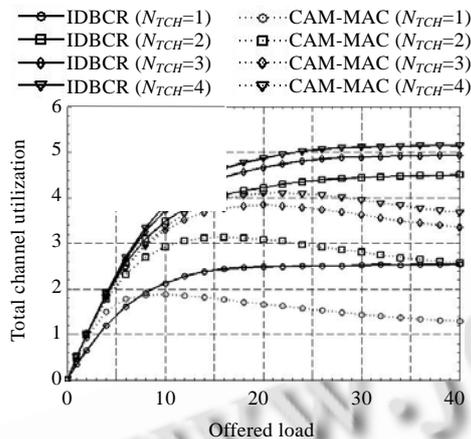


Fig.12 Compared with CAM-MAC on TCU  
图 12 与 CAM-MAC 协议在 TCU 上的比较

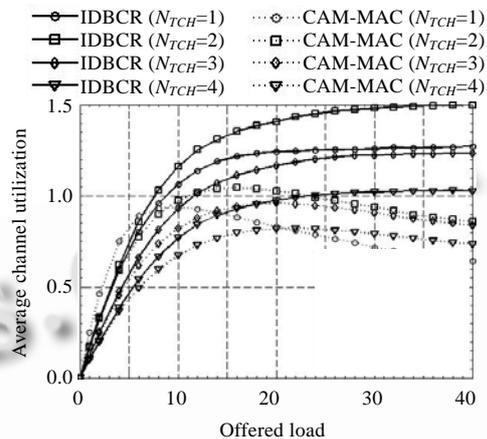


Fig.13 Compared with CAM-MAC on ACU  
图 13 与 CAM-MAC 协议在 ACU 上的比较

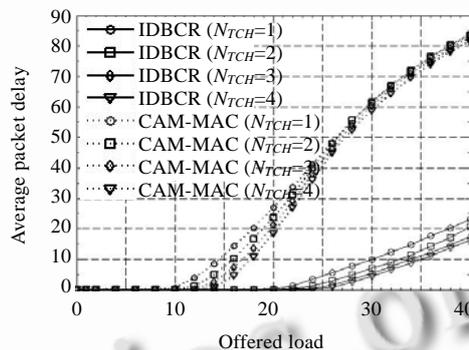


Fig.14 Compared with CAM-MAC on APD  
图 14 与 CAM-MAC 协议在 APD 上的比较

#### 4 结 论

移动 ad hoc 网络中为有效利用无线信道资源,提出了一种基于 ID 的信道预约(IDBCR)多址接入协议.该协议在公共信道上发送 RTS/CTS 分组实现握手,采用基于节点 ID 的信道选择方案,选择无冲突的业务信道传输数据分组,目的节点成功接收完数据分组后在另一个公共信道上回复 ACK 分组.灵活的信道选择方案和专用公共信道传输 ACK 分组相结合的方式,有效避免了暴露终端带来的信道资源浪费问题.采用多信道分别进行不同通信节点对的业务传输,也很大程度地降低了采用单信道传输时隐藏终端造成的分组碰撞的严重程度.最后,利用网络仿真工具 OPNET 对 IDBCR 多址接入协议及相关协议进行了仿真比较,验证了其有效性;与 CAM-MAC 多

信道协议进行相比,在总信道利用率、平均信道利用率和平均分组延迟等性能上,IDBCR 协议明显优于 CAM-MAC 协议。

#### References:

- [1] He J, Pung H. Fairness of medium access control protocol for multi-hop ad hoc wireless networks. Elsevier Computer Networks Journal, 2005,48(6):867–890. [doi: 10.1016/j.comnet.2004.11.020]
- [2] Jurdak R, Lopes C, Baldi P. A survey, classification and comparative analysis of medium access control protocols for ad hoc networks. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2004,6(1):2–16.
- [3] Kumar S, Raghavan V, Deng J. Medium access control protocol for ad hoc wireless networks: A survey. Elsevier Ad-Hoc Networks Journal, 2006,4(3):326–358. [doi: 10.1016/j.adhoc.2004.10.001]
- [4] Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE 802.11 Standard, 1999.
- [5] Liu K, Wong T, Li J, Han J. Performance analysis of UPMA protocol for wireless multihop mobile ad hoc networks. In: Proc. of the IEEE WCNC 2003. New Orleans, 2003. 971–976. <http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?arnumber=01200503>
- [6] Cai Z, Lu M, Wang X. Channel access-based self-organized clustering in ad hoc networks. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2003,2(2):102–113. [doi: 10.1109/TMC.2003.1217231]
- [7] Manual on VHF Digital Link (VDL) Mode 4. ICAO Standard, Doc 9816, AN/448, 2004.
- [8] Mo J, So HSW, Walrand J. Comparison of multi-channel MAC protocols. In: Proc. of the IEEE MSWiM 2005. Montreal, 2005. 209–218. <http://delivery.acm.org/10.1145/1090000/1089480/p209-mo.pdf?key1=1089480&key2=9467645821&coll=GUIDE&dl=GUIDE&CFID=103270691&CFTOKEN=73735191>
- [9] Bahl P, Chandra R, Dunagan J. SSCH: Slotted seeded channel hopping for capacity improvement in IEEE 802.11 ad-hoc wireless networks. In: Proc. of the 10th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking. Philadelphia, 2004. 216–230. <http://delivery.acm.org/10.1145/1030000/1023742/p216-bahl.pdf?key1=1023742&key2=0187645821&coll=GUIDE&dl=GUIDE&CFID=103271101&CFTOKEN=78924688>
- [10] Tzamaloukas A, Garcia-Luna-Aceves JJ. Channel-Hopping multiple access. In: Proc. of the IEEE ICC 2000. New Orleans, 2000. 415–419. <http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?tp=&arnumber=853348>
- [11] Chen J, Sheu S, Yang C. A new multichannel access protocol for IEEE 802.11 ad hoc wireless LANs. In: Proc. of the PIMRC 2003. 2003. 2291–2296. <http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?tp=&arnumber=1259126>
- [12] So J, Vaidya N. Multichannel MAC for ad hoc networks: Handling multichannel hidden terminals using a single transceiver. In: Proc. of the ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc). Roppongi, 2004. 222–233. <http://www.sigmobile.org/mobihoc/2004/presentations/p222-so.pdf>
- [13] Wu SL, Lin CY, Tseng YC. A new multichannel MAC protocol with on demand channel assignment for mobile ad-hoc networks. In: Proc. of the Int'l Symp. on Parallel Architectures, Algorithms and Networks (ISPAN 2000). Dallas/Richardson, 2000. 232–237. <http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?tp=&arnumber=900290>
- [14] Luo T, Motani M, Srinivasan V. CAM-MAC: A cooperative asynchronous multi-channel MAC protocol for ad hoc networks. In: Proc. of the Int'l Conf. on Broadband Communications, Networks and Systems. San Jose, 2006. 1–10. <http://ieeexplore.ieee.org/stamp/stamp.jsp?tp=&arnumber=4374373v>



邢小琴(1982—),女,重庆人,硕士,主要研究领域为移动 ad hoc 网络中的多址接入协议,网络仿真。



刘凯(1973—),男,博士,副教授,主要研究领域为无线个人通信,移动 ad hoc 网络,宽带无线接入,无线局域网,无线传感器网络,天空地一体化网络。